

**This Page Is Inserted by IFW Operations  
and is not a part of the Official Record**

## **BEST AVAILABLE IMAGES**

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

**IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.**

**As rescanning documents *will not* correct images,  
please do not report the images to the  
Image Problems Mailbox.**

**THIS PAGE BLANK (USPTO)**

99 P 7129



①9 BUNDESREPUBLIK  
DEUTSCHLAND



DEUTSCHES  
PATENTAMT

⑫ Übersetzung der  
europäischen Patentschrift

⑥1 Int. Cl. 6:  
G 06 F 12/14

⑧7 EP 0 319 134 B1

B 7

⑩ DE 38 51 038 T 2

- |  |              |
|--|--------------|
| ②1 Deutsches Aktenzeichen:                               | 38 51 038.3  |
| ⑧6 Europäisches Aktenzeichen:                            | 88 309 858.4 |
| ⑧6 Europäischer Anmeldetag:                              | 20. 10. 88   |
| ⑧7 Erstveröffentlichung durch das EPA:                   | 7. 6. 89     |
| ⑧7 Veröffentlichungstag<br>der Patenterteilung beim EPA: | 10. 8. 94    |
| ④7 Veröffentlichungstag im Patentblatt:                  | 9. 3. 95     |

DE 38 51 038 T 2

③0 Unionspriorität: ③2 ③3 ③1  
30.11.87 US 126529

⑦3 Patentinhaber:  
International Business Machines Corp., Armonk,  
N.Y., US

⑦4 Vertreter:  
Teufel, F., Dipl.-Phys., Pat.-Ass., 71155 Altdorf

⑧4 Benannte Vertragsstaaten:  
DE, FR, GB

⑦2 Erfinder:  
Chang, Albert, Austin Texas 78759, US; Cocke, John,  
Austin Texas 78759, US; Mergen, Mark Frederick,  
Mt. Kisco New York 10549, US; Oehler, Richard  
Raphael, New York 10589, US

⑥4 Zugriff auf einen geschützten Speicher.

Anmerkung: Innerhalb von neun Monaten nach der Bekanntmachung des Hinweises auf die Erteilung des europäischen Patents kann jedermann beim Europäischen Patentamt gegen das erteilte europäische Patent Einspruch einlegen. Der Einspruch ist schriftlich einzureichen und zu begründen. Er gilt erst als eingelegt, wenn die Einspruchsgebühr entrichtet worden ist (Art. 99 (1) Europäisches Patentübereinkommen).

Die Übersetzung ist gemäß Artikel II 5 3 Abs. 1 IntPatÜG 1991 vom Patentinhaber eingereicht worden. Sie wurde vom Deutschen Patentamt inhaltlich nicht geprüft.

DE 38 51 038 T 2

## B E S C H R E I B U N G

### ZUGRIFF AUF EINEN GESCHÜTZTEN SPEICHER

Diese Erfindung bezieht sich auf den Zugriff auf einen geschützten Speicher.

Gegenwärtige Anwendungen der Datenverarbeitung schließen die Forderung ein, daß mehrere Tasks gleichzeitig durchgeführt werden. Diese Tasks erfordern Lese- und Schreibzugriff auf Datenspeicher in den Datenverarbeitungssystemen. Probleme treten auf, wenn diese Multi-Task-Transaktionen versuchen, gleichzeitig Daten in dem Speicher zu lesen und in ihn zu schreiben. Diese Probleme entstehen, wenn das System versucht, für Gleichzeitigkeit von Transaktionen zu sorgen, während es sicherstellt, daß die Durchführung von Tasks in eingeplanter Weise durchgeführt wird, d.h., daß eine Task vor der anderen ausgeführt wird. Diese Probleme werden in einem Aufsatz angesprochen mit dem Titel "Transaction Monitoring ENCOMPASS: Reliable Distributed Transaction Processing", veröffentlicht in den IEEE Proceedings on Very Large Data Bases, September 1981, Seiten 244-254. Darüberhinaus adressiert eine Patentanmeldung (88308752.0) mit dem Titel "Concurrent Record Access Database System" auch die Probleme der Verarbeitung gleichzeitiger Transaktionen. Ein Sperrprotokoll sorgt für gleichzeitigen Zugriff auf Daten in einem Speicher durch mehrfache Transaktionen in einer geordneten Weise. Das Sperren verhindert das Zugreifen einer Transaktion auf einen Datensatz, der durch eine andere Transaktion modifiziert wird oder ihr eigen ist. Dies stellt sicher, daß eine Transaktion nicht einen Datensatz liest, der sich in dem Prozeß der Änderung durch eine andere Transaktion befindet, wodurch eine geordnete Interaktion zwischen diesen Transaktionen sichergestellt wird.

Ein Verfahren eines Sperrprotokolls ist in US-A- 4 680 700 mit dem Titel "Virtual Memory Address Translation Mechanism With Combined Hash Address Table And Inverted Page Table" erläutert. Ein anderes Patent, das den Speicherschutz beim Betrieb gleichzeitiger Transaktionen beschreibt, ist ~~US-A- 4 680 700~~ mit dem Titel "Virtual Memory Address Translation Mechanism With Control Data Persistence". Diese beiden Referenzen sprechen die Anwendung von Sperrprotokollen auf die Umrechnung virtueller Adressen an. Das Regeln des Zugriffs auf geschützte Daten kann durchgeführt werden, während die Task der Umrechnung zwischen den virtuellen Adressen und den realen Adressen in einem virtuellen Speichersystem durchgeführt wird. Beim Durchführen der Umrechnung von virtuellen in reale Adressen enthält jeder adressierbare Datenblock zusätzliche Daten, die die Verfügbarkeit dieser Daten für Transaktionen beschreiben. Mit anderen Worten bestimmt das Setzen dieser Datenbits, ob eine Transaktion auf einen Datenblock zugreifen kann.

Das Ziel der vorliegenden Erfindung ist es, eine Speicherzugriffssteuerung bereitzustellen, die Zugriff auf das gleichzeitige Ausführen von Transaktionen gewährt, während sie die Integrität der Daten, auf die zugegriffen wird, schützt.

Die vorliegende Erfindung stellt ein Datenverarbeitungssystem nach Anspruch 1 bereit. Mit anderen Worten wird für eine Form eines gesteuerten Delegierens gesorgt, die einen Datensatz festhält, wo er angewendet wurde.

Wie später beschrieben wird, wird bei einer Form der vorliegenden Erfindung für Zugriffe auf Datenblöcke gesorgt, die unter Adressen in einem Speicher gespeichert sind und auf die durch mehrere Transaktionen zugegriffen werden kann. Das Verfahren besteht aus den Schritten des (a) Empfangens einer

Adresse eines Datenblocks, auf den durch eine erste Transaktion zuzugreifen ist, (b) des Ableitens eines Eintrags in eine Zugriffstabelle aus der Adresse, die dem Datenblock entspricht, wobei der Eintrag Sperrdaten einschließt, die den Zugriff auf den Datenblock regeln, und (c) des Sorgens für den Zugriff, wenn er durch die Sperrdaten erlaubt wird, oder des Sorgens für den Zugriff, wenn er durch die Sperrdaten nicht erlaubt wird, und des Aufzeichnens des Vorkommens des Zugriffs in den Sperrdaten.

Die Beschreibung ist in der Form des entscheidungstreffenden Flusses, der durch Software implementiert werden kann in einer verzweigten seriellen Art oder seriell oder parallel durch Logik in der Steuereinheit, da die externen Ergebnisse Zugriff sind, mit oder ohne das Umschalten von relativ wenigen ausgewählten Selbsthalteschaltungen, häufig nur einer, oder das Erzeugen eines Unterbrechungssignals.

Die vorliegende Erfindung wird weiter unter Bezugnahme auf ein Ausführungsbeispiel beschrieben, das in den zugehörigen Zeichnungen dargestellt ist, in denen:

Figur 1 ein Blockdiagramm eines Datenverarbeitungssystems ist,

Figur 2 eine Darstellung der Umrechnung einer kurzen Adresse in eine lange Adresse ist,

Figur 3 ein hochstilisiertes Diagramm ist, das eine Adreßumrechnung einer invertierten Seitentabelle darstellt,

Figur 4A ein Flußdiagramm für die Prozedur der Speichersteuerung während einer Leseoperation ist und

Figur 4B ein Flußdiagramm für die Prozedur der Speichersteuer-

einheit während einer Schreiboperation ist.

Das beschriebene Ausführungsbeispiel schließt ein Verfahren und eine Vorrichtung zum Regeln des Zugriffs mehrerer gleichzeitig ablaufender Transaktionen auf Datenblöcke in einen Speicher ein. Das bevorzugte Ausführungsbeispiel enthält ein virtuelles Speichersystem. Die Regeln des Zugriffs auf die Daten wird während des Verfahrens der Umrechnung von virtuellen in reelle Adressen durchgeführt. Mechanismen zum Durchführen des Zugriffs in einem virtuellen Speichersystem sind in den vorher erwähnten Patenten US-A-4 680 700 und US-A-4 638 426 beschrieben.

Figur 1 ist ein vereinfachtes Blockschaltbild eines Datenverarbeitungssystems, das einen Prozessor 10 enthält, der über einen bidirektionalen Bus 12 mit einer Speichersteuereinheit 20 verbunden ist, die über einen bidirektionalen Bus 22 mit einem Speicher 30 verbunden ist. In der Praxis kann der Prozessor 10 ein einzelner Prozessor sein oder aus mehreren Prozessoren bestehen, die Programmfolgen ausführen. Diese Programmfolgen schließen Transaktionen ein, die gleichzeitig ausgeführt werden und versuchen, über die Speichersteuereinheit 20 gleichzeitig auf Daten zuzugreifen, die in dem Speicher 30 gespeichert sind. Bei diesem Ausführungsbeispiel führt die Speichersteuereinheit 20 darüberhinaus die Umrechnung virtueller in reale Speicheradressen durch, die im einzelnen in den oben genannten zwei Patenten beschrieben ist. Daher wird eine genaue Beschreibung der virtuellen Adreßumrechnung nicht gegeben. Gewisse Aspekte der virtuellen Adreßumrechnung werden jedoch beschrieben, um das Regeln des Zugriffs auf Daten in der beschriebenen Anordnung zu beschreiben.

In Figur 2 ist das Erzeugen einer langen Adresse aus einer kurzen Adresse dargestellt. Die kurze Adresse wird von dem Prozessor 10 empfangen und ist in eine reale Adresse

umzurechnen. In Figur 2 enthält die kurze Adresse 20 zwei Teile. Der erste Teil ist eine vier Bit-Kennzeichnung des Segmentregisters. Der zweite Teil ist eine 28 Bit-Kennzeichnung einer Position in einem Segment. Das Segmentregister 42, das in der Speichersteuereinheit 20 enthalten ist, enthält zusätzliche Daten, die das Verfahren der virtuellen Adreßumrechnung regeln. Ein Teil des Inhaltes des Segmentregisters ist die Segmentidentifizierung oder Segment-ID. Dies ist eine 24 Bit-Segment-ID, die mit der 28 Bit-Position in dem Segmentteil der kurzen Adresse verkettet wird, um eine lange virtuelle Gesamtadresse 44 zu bilden. Die lange virtuelle Adresse wird dann in einer in Figur 3 dargestellten Weise umgerechnet.

Figur 3 stellt die Arbeitsweise der invertierten Seitentabelle dar. Wiederum, eine genaue Erklärung des Verfahrens der virtuellen Adreßumrechnung ist in den beiden Patenten beschrieben, die vorher abgehandelt wurden. Die lange virtuelle Adresse 44 schließt die Segment-ID ein und die Position im Segment. Die Position in dem Segmentteil ist unterteilt in eine Position in dem Seitenteil und einen Teil der virtuellen Seite. Die Segment-ID und der virtuelle Seitenteil werden AUSSCHLIESSLICH ODER-verknüpft, um einen Index H zu bilden, der benutzt wird, um auf die Daten in einer Hash-Tabelle 46 zuzugreifen. Das Ausgangssignal der Hash-Tabelle 46 ist ein Index I, der benutzt wird, um auf die invertierte Seitentabelle 50 zuzugreifen. Die invertierte Seitentabelle 50 enthält Einträge, die den Zugriff auf die Datenblöcke in dem Speicher regeln. Das Feld VSEITE in dem K. Eintrag in der invertierten Seitentabelle 50 ist gleich der virtuellen Seite, die der K. realen Seite des Speichers zugeordnet ist, und die reale Adresse 48 wird durch Verkettung gebildet, wie das in Figur 3 dargestellt ist. Die Speichersteuereinheit enthält ferner ein Transaktions-ID-Register 52, das die Identifizierung der augenblicklich auf dem Prozessor ablaufenden Transaktion

enthält. Der Eintrag 54 in der invertierten Seitentabelle schließt die Segment-ID, den Bezeichner der virtuellen Seite, die Sperrbits und einige andere Variable, die zu erläutern sind, ein. Wie vorher angegeben, regeln die Sperrbits den Zugriff auf den Datenblock J, der die durch die Transaktion gesuchte adressierte Speicherstelle enthält. NB-Fig. 3 zeigt nicht an, daß RSEITE mit J geladen wird, aber das, was in RSEITE geladen wird, ist die höherstellige Adresse einer größeren Unterteilung des Speichers, die den Block J enthält, auf den später Bezug genommen wird als auf den j. Block auf der fraglichen Seite. Wenn ein Zugriff zu gestatten ist, wird das Sperrbit für den entsprechenden Datenblock auf eine eins gesetzt. Wenn der Zugriff nicht zu gestatten ist, wird das Sperrbit auf null gesetzt. Von Wen 2

Dies liefert nicht nur ein Verfahren zum Regeln des Zugriffs auf die Datenblöcke gemäß den Sperrbits, sondern auch eine wirksamere Ausführung gleichzeitiger Transaktionen, mit gleichzeitigem Zugriff auf einige Datenblöcke, selbst wenn dies durch die Sperrbits verhindert wird. Dieser zusätzliche Zugriff ist vorgesehen, wenn die Integrität der Daten garantiert werden kann oder wenn der Transaktionszugriff nicht irgendwelche anderen Zugriffe beeinflusst. Die Speichersteuereinheit 20 (Figur 1) benutzt die reale Adresse 48, um auf Daten in dem Speicher 30 gemäß dem Zugriffsverfahren zuzugreifen, das durch die Sperrbits im Eintrag 54 geregelt wird.

In Figur 3 schließt die Zeile 54 die Variablen l, w, r und a ein. Die Variable "l" steht für die Sperrart. Dies ist eine Ein-Bit-Anzeige, ob die Sperrbits (32 Sperrbits in Zeile 54) Schreibsperrren oder Lesesperren für die Datenblöcke auf der Seite darstellen. Die variable "a" stellt die Anzeige Lesen erlaubt dar. Die Anzeige Lesen erlaubt es irgendeiner Transaktion, die Datenblöcke auf der Seite zu lesen. Die

Variablen "w" und "r" stellen die Anzeigen für Schreibberechtigungssperren bzw. Leseberechtigungssperren dar. Wenn diese Sperrvariablen gesetzt sind, sorgt die Speichersteuereinheit automatisch für Zugriff auf Datenblöcke und das Aufzeichnen gewährten Zugriffs ohne Intervention durch irgendwelche Supervisor-Software. Im Betrieb versucht eine Transaktion auf eine Seite zuzugreifen durch Liefern der langen virtuellen Seitenadresse, die durch die Speichersteuereinheit 20 in eine reale Adresse 48 umgesetzt wird. Eine durch die Speichersteuereinheit ausgeführte Funktion liest den Eintrag 54 in der invertierten Seitentabelle während der Umsetzung der virtuellen Adresse in die reale Adresse. Die Funktion gewährt oder verwehrt Zugriff auf der Basis des Eintrags 45 in der invertierten Seitentabelle und des Transaktions-Identifizierungs-Registers 52, das die augenblicklich ablaufende Transaktion angibt. Dadurch stellt die Funktion sicher, daß die Sperrbits für diese Transaktion solche sind, daß die Transaktion nur Zugriff erhält, wie es zweckmäßig für sie ist. Mit anderen Worten, diese Funktion stellt durch Benutzen der Sperrbits sicher, daß einer Transaktion kein Zugriff auf Datenblöcke gewährt wird, weder für das Lesen oder das Schreiben, wenn solch ein Zugriff unzweckmäßig ist.

Bei diesem Ausführungsbeispiel ist solch eine Supervisorfunktion vorgesehen. Darüberhinaus kann der Supervisor durch Benutzen der Anzeigen für das Sperren der Leseberechtigung und der Schreibberechtigung wahlweise eine automatische Fähigkeit für eine Transaktion aufrufen, auf Datenblöcke zuzugreifen und den Zugriff automatisch in den Sperrbits aufzuzeichnen. Dies wird erreicht durch Ausführen derjenigen Verfahren, die in den Flußdiagrammen in den Figuren 4A und 4B angegeben sind. Diese Prozeduren werden durch die Steuereinheit ausgeführt, während die Umrechnung der virtuellen Adressen in reale Adressen erfolgt.

In Figur 4A ist ein Flußdiagramm dargestellt, das den Lesezugriff darstellt. Es wird auf Figur 4A Bezug genommen. Die Speichersteuereinheit bestimmt zuerst im Schritt 100, ob die Transaktion eine Lese- oder eine Schreibtransaktion ist. Wenn die Transaktion eine Schreibtransaktion ist, geht die Steuereinheit zur Übergangsstelle 102 zu dem Flußdiagramm in Figur 4B. Wenn die Transaktion eine Lesetransaktion ist, dann bestimmt die Steuereinheit im Schritt 104, ob der Anzeiger Lesen erlaubt auf null gesetzt ist. Wenn Lesen erlaubt auf eins gesetzt ist, wird Zugriff gewährt. Wenn der Anzeiger Lesen erlaubt eine null ist, geht die Steuereinheit zum Schritt 106 weiter, um zu bestimmen, ob die Transaktions-ID auf der invertierten Seitentabelle 54 mit dem Inhalt des Transaktions-ID-Registers 52 übereinstimmt. Wenn die Transaktions ID nicht übereinstimmt, geht die Steuereinheit zum Schritt 118 weiter, um Zugriff zu verwehren und erzeugt eine Unterbrechung. Wenn die Transaktions-ID übereinstimmt, geht die Steuereinheit zum Schritt 108 weiter, um zu bestimmen, ob die Sperrart gleich eins oder null ist. Wenn die Sperrart gleich eins ist, was anzeigt, daß alle der Sperrbits Schreibsperrungen sind, werden alle Lesezugriffe erlaubt. Die Steuereinheit geht dann weiter zum Schritt 120, um den Lesezugriff zu gewähren. Wenn die Sperrart auf null gesetzt ist, geht die Steuereinheit zum Schritt 110, um den Zustand des Anzeigers für die Leseberechtigung zu bestimmen. Wenn der Anzeiger für die Leseberechtigung eins ist, bestimmt die Steuereinheit im Schritt 112 den Zustand des Sperrbits für den zu lesenden Datenblock (in diesem Beispiel der j. Datenblock). Wenn das Sperrbit nicht gesetzt ist, geht die Steuereinheit zum Schritt 114 weiter, um das Sperrbit für diesen Datenblock gleich eins zu setzen, und geht dann weiter zum Schritt 120, um Zugriff zu gewähren. Im Schritt 112 erlaubt die Steuereinheit, wenn das Sperrbit bereits gesetzt ist, den Zugriff über den Schritt 120. Zurückkehrend zum Schritt 110 geht

die Steuereinheit, wenn die Leseberechtigung auf null gesetzt ist, zum Schritt 116 weiter, um den Zustand des Sperrbits zu bestimmen. Wenn das Sperrbit auf eins gesetzt ist, sorgt die Steuereinheit über den Schritt 120 für einen Zugriff. Wenn das Sperrbit auf null gesetzt ist, geht die Steuereinheit zum Schritt 118 weiter, um für eine Unterbrechung zu sorgen.

Es wird auf das Flußdiagramm in Figur 4B Bezug genommen. Die Steuereinheit geht über die Übergangsstelle 102 zum Schritt 140 weiter, um zu bestimmen, ob die Transaktions-ID in der invertierten Seitentabelle 54 mit dem Inhalt des Transaktions-ID-Registers 52 übereinstimmt. Wenn nicht, wird im Schritt 150 eine Unterbrechung erzeugt. Wenn eine Übereinstimmung vorhanden ist, geht die Steuereinheit zum Schritt 142 weiter, um zu bestimmen, ob der Anzeiger für die Schreibberechtigung gesetzt ist. Wenn nicht, geht die Steuereinheit weiter zum Schritt 144, um zu bestimmen, ob die Sperrart gleich null ist. Wenn das der Fall ist, wird die Unterbrechung im Schritt 150 erzeugt. Wenn nicht, geht die Steuereinheit zum Schritt 152 weiter, um zu bestimmen, ob das Sperrbit auf eins gesetzt ist. Wenn nicht, geht die Steuereinheit zum Schritt 150 weiter, um eine Unterbrechung zu erzeugen. Wenn das Sperrbit auf eins gesetzt ist, geht die Steuereinheit zum Schritt 158 weiter, um einen Schreibzugriff zu gewähren.

Zum Schritt 142 zurückkehrend, geht die Steuereinheit, wenn die Schreibberechtigung gesetzt ist, zum Schritt 146 weiter, um zu bestimmen, ob die Sperrart auf eins gesetzt ist. Wenn das der Fall ist, geht die Steuereinheit zum Schritt 154 weiter, um zu bestimmen, ob das Sperrbit auf eins gesetzt ist. Wenn das der Fall ist, gewährt die Steuereinheit im Schritt 158 Zugriff. Wenn nicht, wird das Sperrbit dann im Schritt 156 auf eins gesetzt und der Schreibzugriff wird im Schritt 158 gewährt.

Zurückkehrend zum Schritt 146, geht die Steuereinheit, wenn die Sperrart gleich null ist zum Schritt 160 weiter, um die Sperrart gleich eins zu setzen. Im Schritt 162 wird das Sperrbit, auf das zugegriffen wird, auf eins gesetzt und alle anderen Sperrbits werden auf null gesetzt. Dann wird im Schritt 158 der Schreibzugriff gewährt.

In dem Flußdiagramm in Figur 4A wird der Zugriff, wenn ein Sperrbit keinen Zugriff gewährt, aber die Leseberechtigung auf eins gesetzt ist, doch gewährt, und das betreffende Sperrbit wird geändert, um den Zugriff aufzuzeichnen. Gemäß diesem Verfahren erfolgt dieses Aufzeichnen des Lesezugriffs zu dem Datenblock automatisch, ohne Intervention irgendeiner Funktion der Supervisorsoftware. Ebenso wird in Figur 4B der Schreibzugriff gewährt, wenn der Anzeiger der Schreibberechtigung gesetzt ist, selbst wenn die Sperrbits nicht geeignet gesetzt sind, und die Aufzeichnung des Schreibzugriffs ist durch das automatische Setzen dieser Sperrbits vorgesehen. Ebenso wird, wenn die Sperrart nicht gesetzt ist, die Sperrart gesetzt, um für einen Schreibzugriff zu sorgen, und zeichnet so das Gewähren des Schreibzugriffs auf.

Der Fluß für das Treffen von Entscheidungen nach den Figuren 4A und 4B kann durch Software in einer verzweigten seriellen Weise implementiert werden oder seriell oder parallel durch Logik in der Steuereinheit, da die externen Ergebnisse Zugriffe sind, mit oder ohne das Umschalten von verhältnismäßig wenigen ausgewählten Selbsthalteschaltungen, häufig nur einer, oder die Erzeugung eines Unterbrechungssignals. Die Einzelheiten jeder Implementierung werden hier nicht angegeben, da sie für einen Fachmann aus der dargelegten Information in den genau beschriebenen Figuren offensichtlich sind.

P A T E N T A N S P R Ü C H E

1. Datenverarbeitungssystem mit einer Verarbeitungseinrichtung (10), die mit einer Speichersteuereinheit verbunden ist, die den Zugriff auf einen Speicher (30) steuert, wobei die Verarbeitungseinrichtung nutzbar ist, um gleichzeitig ablaufende Transaktionen auszuführen, die versuchen, gleichzeitig auf in dem Speicher (30) gespeicherte Daten zuzugreifen, und die Speichersteuereinheit (20) wirksam ist, um eine virtuelle Adreßumrechnung von virtuellen Adressen, die von der Verarbeitungseinheit empfangen wurden, in reale Adressen durchzuführen unter Bezugnahme auf eine invertierte Seitentabelle, die Einträge enthält, die Datensperrrbits aufweisen, die den Zugriff auf Datenblöcke in dem Speicher regeln, und ein Transaktions-Identifizierungsfeld (TID), wobei die Steuereinheit ein Transaktionsregister (52) einschließt, um die Transaktion zu identifizieren, die augenblicklich von der Verarbeitungseinrichtung ausgeführt wird, dadurch gekennzeichnet, daß jeder Eintrag in der Tabelle eine Variable (L) vom Sperrtyp einschließt, die setzbar ist, um anzuzeigen, ob die Sperrbits Schreibsperrn oder Lesesperrn sind, eine Lesevariable (A), die setzbar ist, um die Erlaubnis eines Lesezugriffs durch irgendeine Transaktion anzugeben, eine Variable (W), die eine Schreibberechtigung anzeigt, und eine Variable (R), die eine Leseberechtigung anzeigt, wobei die Steuereinheit wirksam ist, um für einen Lesezugriff zu sorgen unter der Steuerung der Lesevariable (A), des Transaktionsregisters (52), der Variablen (L) vom Sperrtyp und der Variablen (R) zur Leseberechtigung, wobei die Steuereinheit wirksam ist, um für einen Schreibzugriff zu sorgen unter der Steuerung des Transaktionsregisters (52), der Variablen (L) vom

Sperrtyp und der Variablen (W) zur Schreibberechtigung, und die Steuereinheit weiter wirksam ist, um in den Sperrbitdaten jeden Zugriff aufzuzeichnen, der gewährt wird, wenn die Variable (R) zur Leseberechtigung oder zur Schreibberechtigung (W) gesetzt ist.

2. System nach Anspruch 1, bei dem die Zugriffssteuerfelder Einträge enthalten, die in der Lage sind, einen Lesezugriff auf alle Blöcke in der Seite zu gestatten und die Identität der zuerst durchgeführten Transaktion für diese Seite seit der Rückstellung des Supervisors anzugeben.

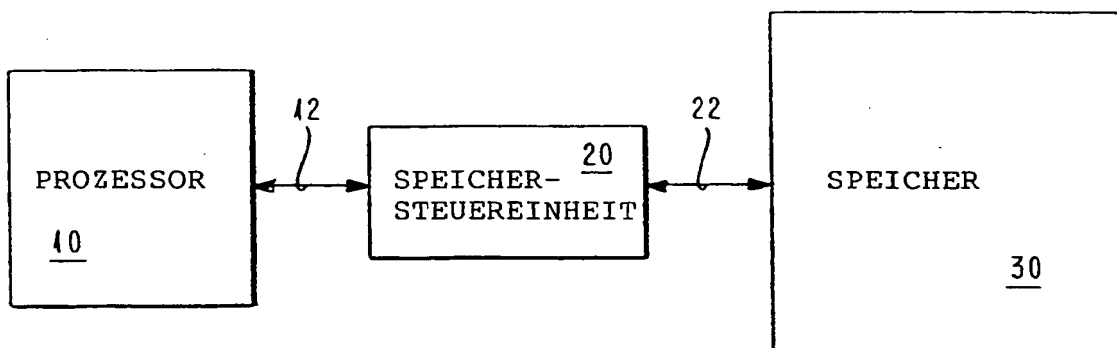


FIG. 1

## ERZEUGUNG DER LANGEN VIRTUELLEN ADRESSE

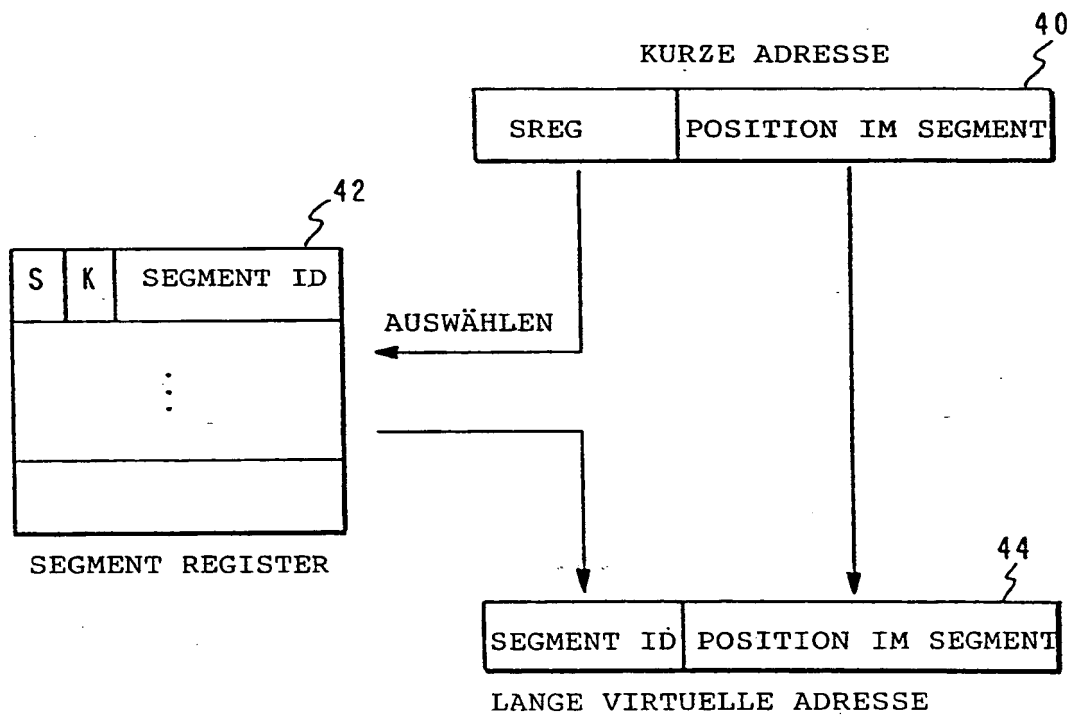


FIG. 2

## INVERTIERTE SEITENTABELLE

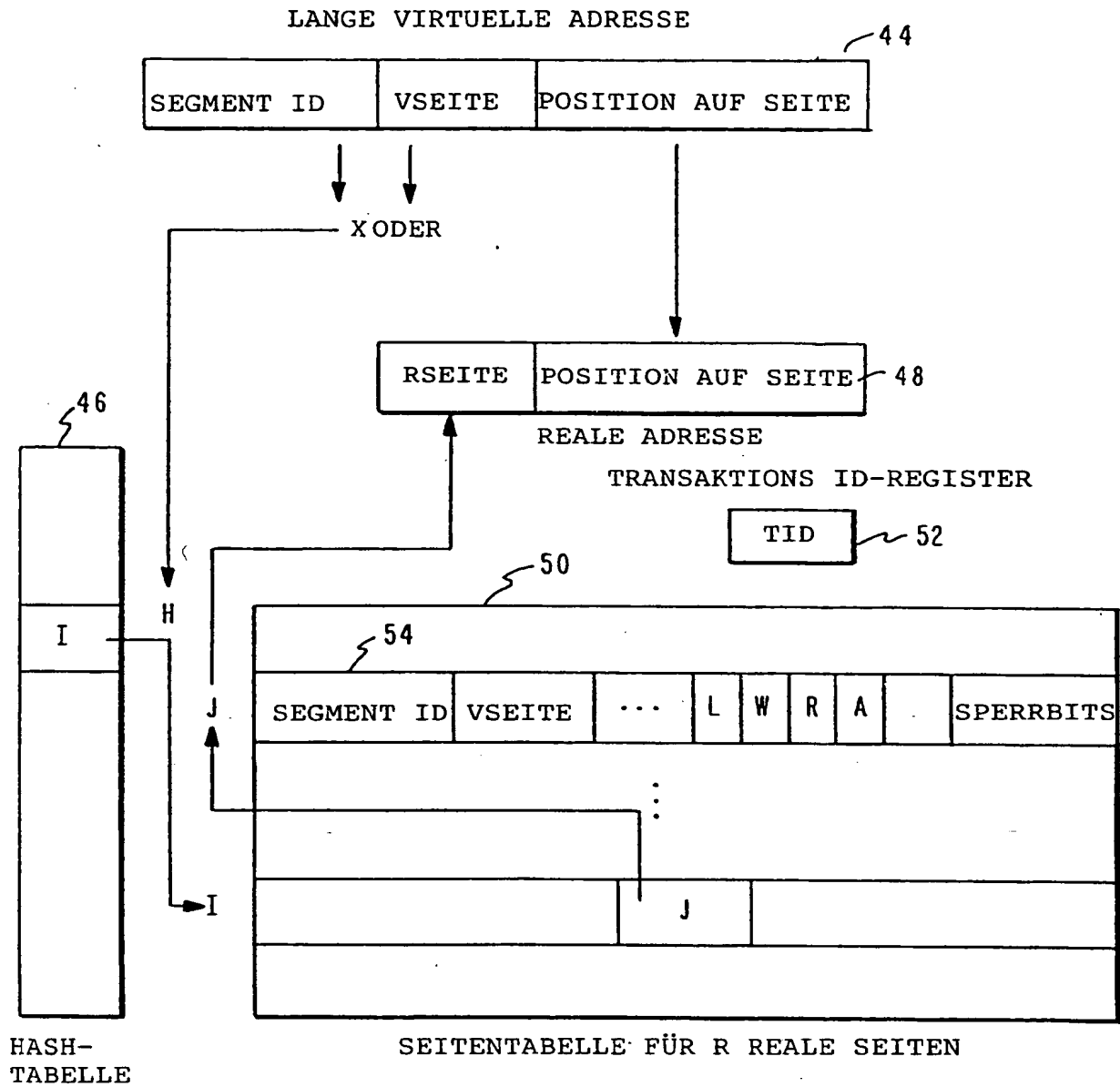


FIG. 3

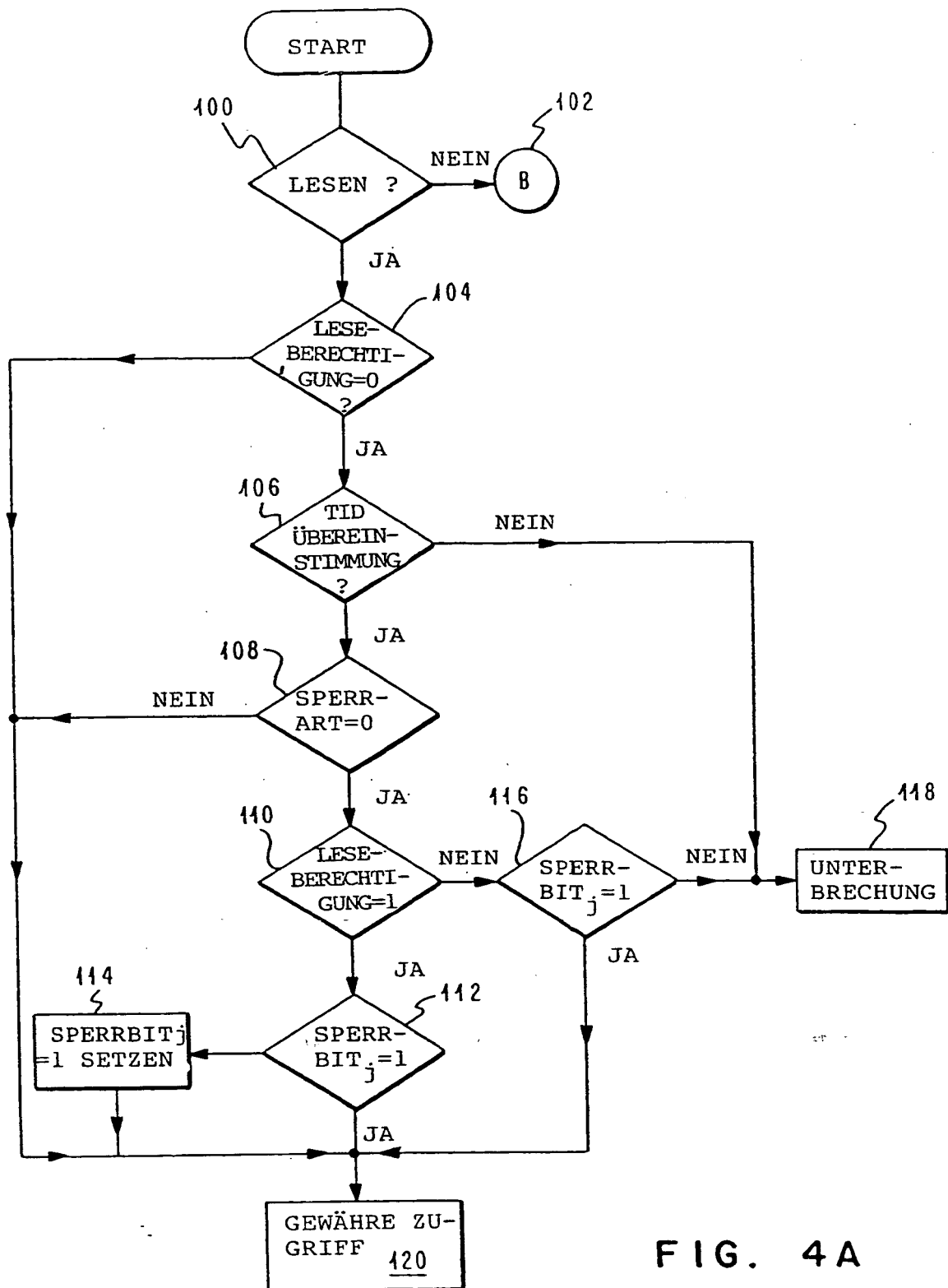


FIG. 4A

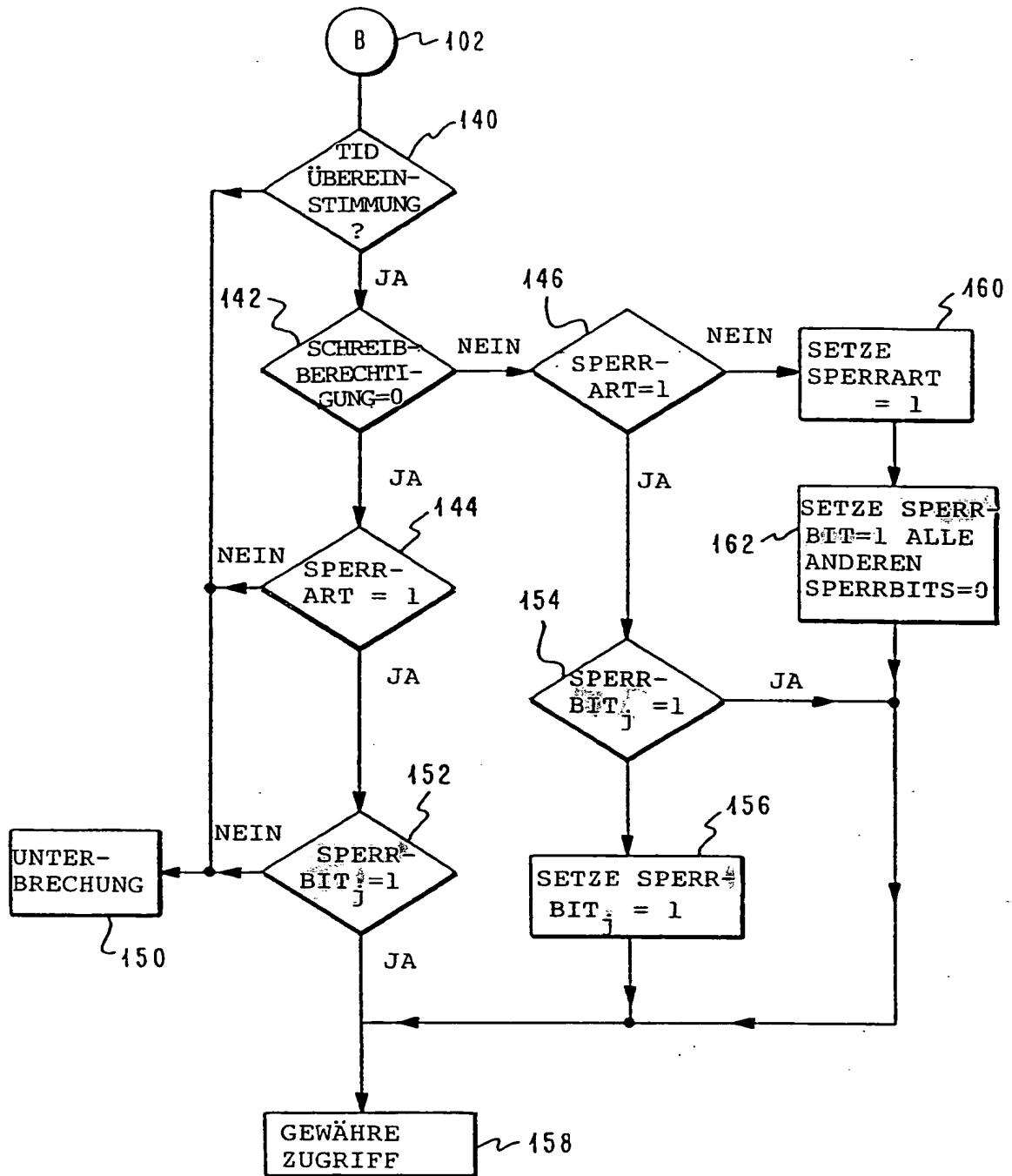


FIG. 4B

**THIS PAGE BLANK (USPTO)**